1К

УДК 621.391.015

З.Д. Коноплянко, І.І. Ковалів (молодший)
Львівський інститут банківської справи Університету банківської справи
Національного банку України
zenovij@lbi.wubn.net, zenovij@ukr.net

Основи теорії перечередування даних *k*-значного CIRC-кодування / декодування

У статті розроблена загальна теорія перечередування даних; введені назви та означенння понять теорії перечередування даних у практику української мови, вирішені проблеми знаходження всіх можливих функцій перечередування даних та вибір їх параметрів залежно від необхідних параметрів кодів.

Вступ

У реальних системах захисту телекомунікацій від несанкціонованого доступу та засобах запису-відтворення цифрових даних у системах штучного інтелекту (ШІ) (інформаційний канал космічного зв'язку, магнітна стрічка, компакт-диск чи жорсткий диск, а також напівпровідникові запам'ятовуючі пристрої) помилки у більшості випадків є залежними (корельованими) й згруповані у пачки. Для боротьби з ними використовуються не систематичні, а надлишкові *k*-значні циклічні коди Ріда-Соломона (CIRC-коди) із перечередуванням [1-10], у яких квазівипадковим чином у послідовності переставляються символи (цілі числа із множини $E_q \in \{0, 1, 2, \dots, q-1\}$, де q – порядок скінченного поля Ґалуа). Перечередування / деперечередування даних у поєднанні з різними способами шифрування, наприклад, скремблюванням, можна успішно застосовувати і для боротьби з несанкціонованим доступом до даних, що передаються каналами зв'язку.

Потреби інформаційних технологій стосовно забезпечення необхідних швидкостей передачі даних каналами зв'язку випереджають пропозиції комунікаційних технологій. Зрештою, ці потреби для всіх випадків ніколи не будуть задоволені, бо швидкості передачі даних реальними каналами зв'язку теоретично обмежені швидкостями поширення електричних сигналів, електромагнітних коливань чи світлових променів у відповідних середовищах. Тому у найкращому випадку дані передаються каналами зв'язку зі швидкостями, максимально наближеними до меж перепускних спроможностей цих каналів. При таких швидкостях передачі даних існують великі ймовірності виникнення так званих пакетів помилок цих даних. Для ефективної боротьби з пакетами помилок, які виникають при проходженні даних лініями (каналами) зв'язку з завадами, як правило використовують «коректувальні» коди з перечередуванням / деперечередуванням даних, наприклад, блокові каскадні коди, серед яких коди Ріда-Соломона (CIRC) [1-3] є чи не найпоширенішими.

Перечередування / деперечередування даних у поєднанні з різними способами шифрування, наприклад, скремблюванням, можна успішно застосовувати і для боротьби з несанкціонованим доступом до даних, що передаються каналами зв'язку.

Проте побудова апаратури перечередування даних, через відсутність відповідної теорії перечередування, як правило, здійснюється методом підбору. Все ще залишаються невирішеними проблеми знаходження всіх можливих функцій перечередування даних та вибір їх параметрів залежно від необхідних параметрів кодів, у яких здійснюються перечередування даних. У статті наводяться шляхи вирішення частини з цих проблем і тому вона є актуальною.

Крім того, стосовно перечередування даних існує і проблема на рівні назв та означень понять. Цю проблему можна вирішити лише введенням (із відповідними означеннями) цих понять у практику української мови.

В науковій та технічній літературі автори відповідних праць наводять лише описові пояснення принципу перечередування даних чи вказують стандарти, які певним чином регламентують параметри перечередування даних, але не наводять теорії перечередування даних.

Мета даної статті – сформувати основи теорії найпростішого перечередування даних, а також на підставі цієї теорії запропонувати спосіб формування послідовностей адрес звертання до комірок RAM перечередувача.

Перечередування даних виконується за допомогою оперативного запам'ятовуючого пристрою з довільним доступом (RAM) для здійснення перечередувачем процесу перечередування даних (дані, що подаються на вхід перечередувача, записуються у комірки його RAM за однією послідовністю адрес, а зчитуються і подаються на вихід – за іншою) (рис. 1).

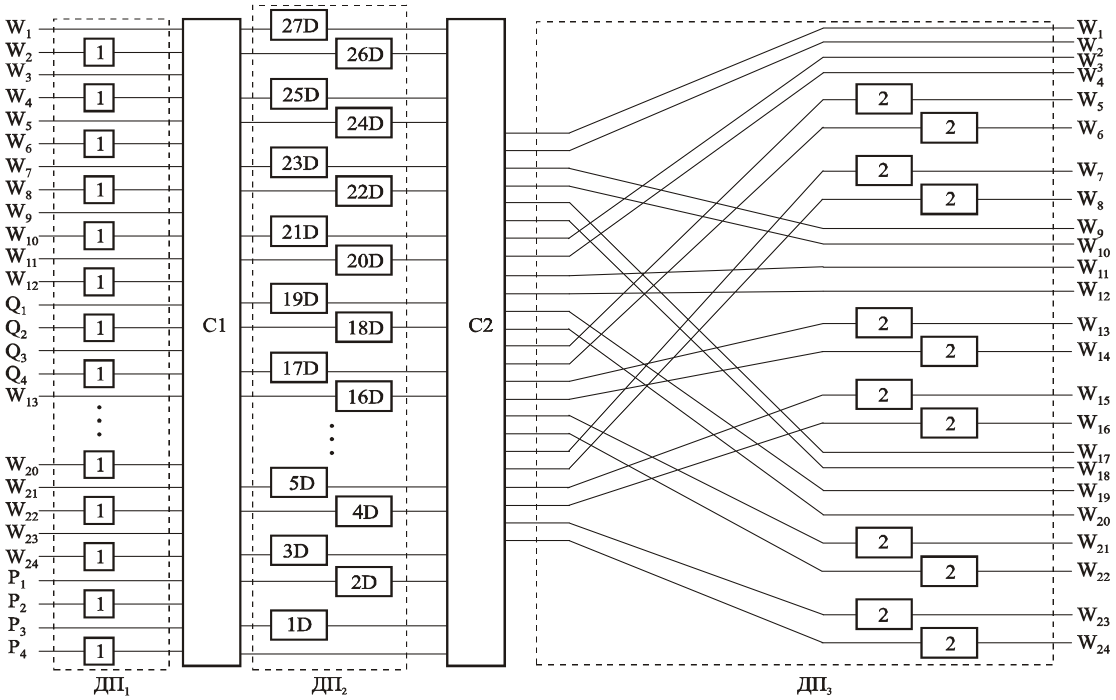


Рисунок 1 – Блок-схема двоетапного алгоритму дії *CIRC*-декодера

CIRC-декодер складається (рис. 1) із п'яти блоків: блока деперечередування (ДП1) парних і непарних символів послідовності даних, декодера *C*1 РС-коду (32, 28), блока деперечередування на основі затримок неоднакової тривалості (псевдовипадкове перечередування) (ДП2), декодера *C*2 коду РС (28, 24) над $GF\left(2^8\right)$ та блока деперечередування на два кадри (ДП3).

Блоки деперечередування (ДП1 – ДП3) дозволяють без збільшення вартості декодерів знизити ймовірність помилки на вході чи всередині системи та забезпечити виправлення як поодиноких, так і пачок помилок за рахунок декореляції помилок, що групуються шляхом їх розкиду. Для декодера (рис. 1) таку операцію здійснює в основному блок ДП2, для якого величина величина затримки блоків символів – $D = 4$. Блок деперечередування ДП1 підвищує ефективність роботи декодера *C*1, здійснюючи затримку парних символів на один такт послідовності, оскільки випадкові помилки двох сусідніх символів найлегше рознести в різні кодові слова.

Блок ДП3 забезпечує розширення меж корекції помилок серед непарних символів, які маскуються з допомогою лінійної інтерполяції (обчисленням середнього від двох сусідніх достовірних символів).

Під час створення різноманітних варіантів процесорів двоетапних *CIRC*-декодерів функціонально найжорсткішою ланкою є структура та алгоритм роботи деперемежувачів ДП1 – ДП3. Характерною особливістю розглянутих процесів опрацювання інформації є їх своєрідна просторова хаотизація, що значною мірою перегукується з принципами дії та структурою персептрона. Процедури впорядкованої хаотизації взагалі властиві системам ШІ, зокрема для багатопроцесорних обчислювальних систем, мереж зв'язку при створенні систем комутації, систем бортових комутаторів у телеметрії та універсальних *k*-значних функціональних перетворювачів просторового типу, систем перечередування для двокаскадного *CIRC*-кодування. На множині цих фактів можна зробити узагальнюючий висновок, висунути гіпотезу про те, що будь-яка система штучного інтелекту за своєю структурою обов'язково містить етап просторової хаотизації каналів і зв'язків передаванння та опрацювання даних.

Звертаючись до принципів дії нервової системи [6], процитуємо дослівно: «Нервові волокна, звичайно розгалужені, з'єднуються між собою в різних комбінаціях» – з одного боку, а з іншого – «У термінах квантової теорії це (в молекулі рецептора) відповідає твердженню про наявність дискретних рівнів енергії постсинаптичного рецептора та зв'язаних із ними можливих частот випромінювання і поглинання». У термінах теорії *k*-значних структур вказані концепції говорять про *k*-значний характер кодування сигналів та про наявність комбінаторного перечередування сигналів у живому організмі в процесі роботи нервової системи природного інтелекту. Приховані надії знайти базу для *k*-значних елементів та структур у методах формального синтезу у функціонально повних базисах і методах мінімізації розбилися об мізерні досягнення останніх літ та ентропійні дослідження каналів із надлишковим кодуванням.

Основи теорії перечередування даних

Введемо означення та назви:

1) *чередування даних* – проходження лінією (каналом) зв'язку без завад у формі відповідних сигналів множини даних у заданій послідовності (заданому відношенні);

2) *чередовані дані* – множина даних, які після чередування послідовно подаються на вхід перечередувача;

3) *перечередування* (англ. – *interleaving) даних* – зміна послідовності чередування даних;

4) *перечередувач* – пристрій, який забезпечує процес перечередування даних;

5) *перечередовані дані* – множина даних, які після перечередування (у послідовності, заданій їх перечередуванням) з виходу перечередувача у формі відповідних сигналів послідовно подаються в лінію (канал) зв'язку;

6) *деперечередування* (англ. – *deinterleaving)* даних – відновлення послідовності чередування даних, зміненої їх перечередуванням;

7) *синхронне перечередування даних* – перечередування даних, при якому перечередувач відразу, наскільки це можливо, після прийому кожного плинного чередованого даного, але не пізніше, ніж до прийому наступного чередованого даного, видає зі свого виходу в канал зв'язку відповідне плинне перечередоване дане (якщо чередоване дане було останнім у повідомленні чи сеансі зв'язку, то через час роботи внутрішнього циклу перечередувача) кожне перечередоване дане;

8) *квазіперіодичне перечередування даних* – перечередування даних, при якому величини заданих затримок плинних чередованих даних (виражені в кількості чередованих даних) періодично повторюються;

9) *послідовне перечередування даних* – перечередування даних, при якому перечередувач змінює послідовність чередування даних послідовно (по одному даному).

В сучасному світі кількість послідовних цифрових каналів зв'язку значно переважає кількість паралельних, а кількість потоків даних із відносно великою кількістю даних, які, наприклад, необхідно передавати ще й в масштабі реального часу, значно переважає кількість потоків даних із відносно невеликою кількістю даних. Значить, ймовірність послідовного перечередування даних значно переважає ймовірність паралельного (по декілька даних одночасно) перечередування даних (зрештою паралельне перечередування даних можна звести до послідовного), а ймовірність того, що кількість параметрів, які необхідно і достатньо задати для здійснення перечередування даних буде значно меншою, ніж кількість всіх чередованих даних в одному сеансі зв'язку, значно переважає ймовірність того, що ця кількість параметрів буде близькою до кількості всіх цих чередованих даних. Тому в цій статті будемо розглядати послідовне синхронне квазіперіодичне (як одне з найпростіших та найімовірніших) перечередування даних. При такому перечередуванні даних кількості чередованих і перечередованих даних та кількості параметрів, які необхідно і достатньо задати для здійснення перечередування даних, і період повторення необхідних величин затримок чередованих даних відповідно збігаються.

Розглянемо математичну модель послідовного синхронного квазіперіодичного перечередування даних. Для цього потік чередованих даних умовно розділимо на послідовні однакові за кількістю даних блоки по $n \in \mathbf{N} \backslash \{1\}$ даних у кожному блоці, де n – період повторення необхідних величин затримок чередованих даних (поблочна передача повідомлень засобами телекомунікацій). Нехай $\mathbf{X} = \{x_z\}$, де $z \in Z_+$ – послідовний порядковий номер чередованого даного, скінченна ($0 \le z \le z_p$), де z_p – номер останнього даного в повідомленні, $(p+l)/n \in N$) цілком упорядкована множина чередованих даних, а $\mathbf{Y} = \{y_z\}$ – множина перечередованих даних. Значення алгебраїчних виразів в індексах позначень елементів множин відповідають порядковим номерам цих елементів. Тобто множині $\mathbf{T} = \{t_z\}$ часів прийняття та видачі перечередувачем відповідно чередованих та перечередованих даних поставлено однозначно у відповідність множину $\mathbf{Z}_+$ номерів цих даних: $\tau : \mathbf{T} \Rightarrow \mathbf{T} = \mathbf{Z}_+$, де τ – функція відображення множини $\mathbf{Z}_+$ «на» множину $\mathbf{T}$: $z = \tau(t_z)$. Тоді перечередування даних фізично можна зобразити як процес послідовного в часі поелементного, шляхом їх відповідної затримки, перетворення множини $\mathbf{X}$ чередованих даних у множину $\mathbf{Y}$ перечередованих даних, а математично – як відображення множини перечередованих даних «на» множину чередованих даних, тобто записом F: $\mathbf{X} \Rightarrow \mathbf{X} = \mathbf{Y}$, де F – *функція перечередування даних*, яка елементам (не обов'язково

кожному) множини X ставить однозначно у відповідність елементи (не обов'язково всі) множини **Y**:

$$y_{\left(z_x + d_{z_x \bmod n}\right) \le z_p} = x_{z_x}, \qquad (1)$$

або

$$y_{z_j} = x_{\left(z_y - h_{z_y \bmod n}\right)} \ge 0, \qquad (2)$$

де $d_{z_x \bmod n \in Z_+}$, $h_{z_y \bmod n \in} Z_+$ та n – параметри функції F перечередування даних.

Блоки даних слід розглядати як рівнопотужні по n елементів кожна послідовна підмножина $\mathbf{A}_k$ та $\mathbf{B}_k$ множин **X** та **Y** відповідно: $\mathbf{A}_k = \{a_{k,i} = x|z_x/n|n + z_x mod n = x_{kn+1}\}$ де κ -$|z_x/n|$ – ціла частина числа z_x/n, $i \in \mathbf{I}$ – порядковий номер даного в підмножині A_k (в блоці чередованих даних), а $\mathbf{B}_k$,- = $\{b_{k,j}\}$, де $j \in$ J – порядковий номер даного в підмножині $\mathbf{B}_k$ (в блоці перечередованих даних). При розбитті множин **X** та **Y** на підмножини $\mathbf{A}_k$ та $\mathbf{B}_k$ виконуються умови: $\mathbf{A}_k \cap \mathbf{A}_{k+1} = \varnothing$, $\mathbf{B}_k \cap \mathbf{B}_{k+1} = \varnothing$, $U_{/c}\mathbf{A}_{/c}$= = **X** та $U_k\mathbf{B}_k$= **Y**.

Множини параметрів $\mathbf{D}_i$- = $\{d_{Zxmodn} = d_i\}$ та $\mathbf{H}_j = \{h_{zymodn} = hj\}$, де $i = z_x mod n \in$ I = = {0, 1, 2, ..., n – 1} та $j = z_y mod n \in$ J = {0, 1, 2, ..., n-1) - номери чередованих та перечередованих даних у блоках чередованих та перечередованих даних множин **X** та **Y** відповідно, визначають відповідно множини величин заданих затримок кожного i-го чередованого даного (чередовані дані з порядковими номерами i кожного блоку чередованих даних при їх перечередуванні повинні зберігатися в RAM на час прийняття d_i,- наступних чередованих даних) та кожного j-го перечередованого даного (перечередовані дані з порядковими номерами j кожного блока перечередованих даних при їх перечередуванні мають зберігатися в RAM на час прийняття h_j наступних чередованих даних). За формулою (1) визначаються ті елементи множини **Y**, які відповідають послідовним елементам множини **X**, а за формулою (2) ті елементи множини **X**, які відповідають послідовним елементам множини **Y**.

Оскільки порядкові номери плинних перечередованих даних повинні збігатися з порядковими номерами плинних чередованих даних, а затримки видачі перечередувачем плинних перечередованих даних після прийому ним плинних чередованих даних не повинні впливати на задане функціональне перетворення множини **X** у множину **Y**, то для простоти вважатимемо ці затримки постійними і рівними нулю (ідеальний перечередувач). Тобто вважатимемо, що ідеальний перечередувач видає в канал зв'язку відповідне плинне перечередоване дане чи фіктивне (псевдоперечередоване, квазіперечередоване) дане $y_ф \notin \mathbf{X}$ (якщо всі прийняті чередовані дані зберігаються в RAM) одночасно з прийманням плинного чередованого даного.

Параметри функції F, які для простоти можна називати параметрами перечередування, можуть задаватися і неявно. Наприклад, кількість заданих параметрів d_i, чи h_j може задавати параметр n, а самі параметри d_j чи h_j - задаватися як функції чисел i чи j відповідно: $d_i = \omega_i(i)$ чи $h_j = \omega_j(j)$. Для пропорційного перечередування даних $d_i = m_i n$, а для лінійного – $d_i = min + d_o$, де $\{m, m_i, d_o\} \in$ Z+. Якщо $\forall(i)\left(d_i = const\right)$, то

упорядкування елементів множини **Y** повторюватиме упорядкування елементів множини **X**. У цьому випадку перечередувач виконуватиме лише відповідну часову затримку чередованих даних. Тому у статті цей випадок (як тривіальний) не розглядається.

Перечередування даних – це такий вид переупорядкування множин, який характеризується тим, що множина чередованих даних **X** містить змінне в часі число елементів: від першого (x_0) до плинного (x_z) включно чередованого даного.

Величину $\Delta l_i = z_x \bmod n + d_{z_x \bmod n} = i + d_i$, яка чисельно дорівнює затримці видачі перечередувачем у лінію (канал) зв'язку того перечередованого даного, яке перед перечередуванням даних було i-м чередованим даним будь-якого блока чередованих даних, відносно приймання нульового чередованого даного цього ж блока чередованих даних, називатимемо *зсувом перечередування i-го чередованого даного.*

Величину $\delta_j = z_y \bmod n - h_{z_y \bmod n} = j - h_j$, яка чисельно дорівнює затримці видачі перечередувачем в лінію (канал) зв'язку нульового даного будь-якого блока перечередованих даних відносно приймання того чередованого даного, яке при перечередуванні даних стає j-м перечередованим даним цього ж блока перечередованих даних, називатимемо *зміщенням перечередування* j *-го перечередованого даного.*

Величину $j_i = \left(z_x + d_{z_x \bmod n} \right) \bmod n = \left(i + d_i \right) \bmod n = \Delta l_i \bmod n$, що чисельно дорівнює номеру того даного у будь-якому блоці перечередованих даних, яке перед перечередуванням даних мало номер i у певному блоці чередованих даних, називатимемо *позицією перечередування i-го чередованого даного.*

Величину $i_j = \left(z_y \bmod n - h_{z_y \bmod n} \right) \bmod n = \left(j - h_j \right) \bmod n = \delta_j \bmod n$, що чисельно дорівнює номеру того даного у будь-якому блоці чередованих даних, яке при перечередуванні даних матиме номер j у певному блоці перечередованих даних, називатимемо *позицією чередування* j *-го перечередованого даного*.

Оскільки функція F перечередування даних є однозначною, $\forall \left(A_k \right) \left(d_i = const \right)$ і $n \neq 1$, то при перечередуванні даних кожному даному за номером i кожного блоку чередованих даних відповідатиме один і той же номер j у відповідних блоках перечередованих даних. Іншими словами, i-ті чередовані дані при перечередуванні ставатимуть j-ми перечередованими даними. Тобто при перечередуванні даних множині **I** = $\{i\}$ ставиться однозначно у відповідність множина $\mathbf{J}_i = \left\{ j_i \right\} = \left\{ j_i = \varphi_j(i) \right\} = \mathbf{J}$, де $\varphi_j(i)$ – функція перепозиціонування чередованих даних, а множині **J** = $\{j\}$ – множина $\mathbf{I}_j = \left\{ i_j \right\} = \left\{ i_j \right\} = \left\{ i_j = \varphi_i(j) \right\} = \mathbf{I}$, де $\varphi_i(j)$ – функція перепозиціонування перечередованих даних відповідно.

Отже, область визначення параметра n функції F перечередування даних – всі натуральні числа, крім одиниці ($n \in \mathbf{N} \backslash \{1\}$), а області визначення $\mathbf{D}_F$ множин $\mathbf{D}_i = \{d_i\}$ та $\mathbf{H}_j = \{h_j\}$ – множини таких і тільки таких невід'ємних цілих чисел, при яких множина позицій перечередування $\mathbf{J}_i$ за значеннями всіх своїх елементів дорівнює множині **J**, а множина $\mathbf{I}_j$ – множині **I** відповідно.

Величину $\alpha_i = \lfloor (i+d_i)/n \rfloor = \lfloor \Delta l_i / n \rfloor$, що чисельно дорівнює зміщенню перечередування *і-го* чередованого даного, вираженого в кількості блоків даних, називатимемо *віддаллю перечередування і-го чередованого даного*.

Величину $\beta_j = \lfloor (j-h_j)/n \rfloor = \lfloor \delta_j / n \rfloor$, що чисельно дорівнює зміщенню перечередування *j*-го перечередованого даного, вираженого в кількості блоків даних, називатимемо *відстанню чередування і-го перечередованого даного*. Статистичний аналіз величин α_i чи β_j, (середнє арифметичне, дисперсія тощо) може надати інформацію про функцію F перечередування даних.

Теорема 1. Віддаль перечередування *і*-го чередованого даного дорівнює віддалі чередування *j*-го перечередованого даного.

Доведення: $\beta_j = \lfloor (j-h_j)/n \rfloor = \lfloor ((i+d_i) \mod n + i - (d_i + i))/n \rfloor = \lfloor -\alpha_i + i/n \rfloor = \alpha_i$, тому, що $0 \le i/n \langle 1$, що і треба було довести.

Наслідок теореми 1. Сума відстаней перечередування всіх даних одного блока чередованих даних дорівнює сумі відстаней чередування всіх даних одного блока перечередованих даних.

Доведення. Оскільки **J** = **I**, то $\sum_{i=0}^{n-1} \alpha_i = \sum_{i=0}^{n-1} \beta_j$, тому що $\beta_j = \alpha_i$, що і треба було довести.

Величину $\Delta l_j = \beta_j n + j$, що чисельно дорівнює затримці видачі перечередувачем в лінію (канал) зв'язку того чередованого даного будь-якого блока чередованих даних, яке при перечередуванні даних стає *j*-м перечередованим даним, відносно приймання нульового чередованого даного цього ж блока чередованих даних, називатимемо *зсувом перечередування j-го перечередованого даного*.

Теорема 2. Зсув перечередування *і-го* чередованого даного дорівнює зсуву перечередування *j*-го перечередованого даного.

Доведення. $\Delta l_j = \beta_j n + j = \alpha_i n + j = \lfloor (i+d_i)/n + (i+d_i) \mod n = i + d_i = \Delta l_i \rfloor$, що і треба було довести.

Величину $\Delta l = \min\{i+d_i\} = \min\{\Delta l_i\} = \min\{\Delta l_j\} = \min\{\beta_j n + j\}$, що чисельно дорівнює затримці видачі перечередувачем у лінію (канал) зв'язку найраніше перечередованого даного, яке перед перечередуванням даних належало будь-якому блока чередованих даних, відносно приймання нульового даного цього ж блока чередованих даних, називатимемо *зсувом перечередування даних*.

Величину $\Delta L = \max\{i+d_i\} = \max\{\Delta l_i\} = \max\{\Delta l_j\} = \max\{\beta_j n + j\}$, що чисельно дорівнює затримці видачі перечередувачем в лінію (канал) зв'язку найпізніше перечередованого даного, яке перед перечередуванням даних належало будь-якому блока чередованих даних, відносно приймання нульового даного цього ж блоку чередованих даних, називатимемо *розмахом перечередування даних*.

Величину L = $\max\{i+d_i\} - \min\{i+d_i\} = \max\{\Delta l_i\} - \min\{\Delta l_i\} = \max\{\Delta l_j\} - \min\{\Delta l_j\} = \Delta L - \Delta l$, що чисельно дорівнює затримці видачі перечередувачем у лінію (канал) зв'язку найпізніше перечередованого даного будь-якого блоку чередованих даних відносно видачі найраніше перечередованого даного цього ж блока чередованих даних, називатимемо *амплітудою перечередування даних*.

Величину $G = \lfloor (\max\{i + d_i\})/n \rfloor - \lfloor (\min\{i + d_i\})/n \rfloor = \lfloor \max\{\Delta l_i\}/n \rfloor - \lfloor \min\{\Delta l_i\}/n \rfloor = \lfloor \max\{\Delta l_j\}/n \rfloor - \lfloor \min\{\Delta l_j\} \rfloor = \max\{\alpha_i\} - \min\{\alpha_i\} = \max\{\beta_j\} - \min\{\beta_i\} = \lfloor \Delta L/n \rfloor - \lfloor \Delta l/n \rfloor$, що чисельно дорівнює затримці видачі перечередувачем у лінію (канал) зв'язку найпізніше перечередованого даного будь-якого блока чередованих даних відносно видачі найраніше перечередованого даного, яке належало цьому ж блоку чередованих даних, вираженої в кількості блоків, називатимемо *глибиною перечередування даних*. Чередовані дані одного і того ж блоку чередованих даних після їх перечередування «перебуватимуть» у межах G+1 послідовних блоків

Висновки

У статті розглянута побудова апаратури перечередування даних, яка, як правило, здійснюється методом підбору через відсутність відповідної теорії перечередування.

Стосовно перечередування даних існує проблема на рівні назв та означень понять. Цю проблему вирішено введенням відповідних понять (із відповідними означеннями) у практику української мови.

Вирішено проблему знаходження всіх можливих функцій перечередування даних та вибір їх параметрів у залежності від необхідних параметрів кодів, у яких здійснюється перечередування даних.

Література

1. Женчук Е.Я. Исследование декодеров Рида-Соломона с кросс-перемежением / Е.Я. Женчук, З.Д. Коноплянко // Проблемы и перспективы развития цифровой звуковой техники : тезисы 2-й Всесоюзн. конф. – Ленинград : ВНИИРПА, 1990. – С.78.
2. Женчук Е.Я. Оптимизация стратегий декодирования CIRC-кодов по вероятностным критеріям / Е.Я. Женчук, З.Д. Коноплянко // Отбор и обработка информации. – 1993. – Вып. 9(85). – С. 91-99.
3. Бабанин А.Г. Декодер кода Рида-Соломона для цифровой звукозаписи / А.Г. Бабанин, А.М. Коган, В.В. Подобед // Техника средств связи. – 1984. – Вып. 2. – С. 104-113. – (Сер. ТРПА).
4. Накадзима Х. Цифровые грампластинки / Х. Накадзима, Х. Огава ; [пер. с япон. А.В. Кондратьева ; под ред. В. Г. Королькова]. – М .: Радио и связь, 1988. – 167 с.
5. Деведзи Г.Д. Об одном подходе к реализации устройств перемежения цифровой информации в звукозаписи / Г.Д. Деведзи, А.М. Коган, В.В. Подобед // Техника средств связи. – 1984. – Вып. 3. – С. 79-85. – (Сер. Техника радиовещательного приема и акустики).
6. Коноплянко З.Д. Багатозначні структури та кодування систем економічної кібернетики / Коноплянко З.Д., Чаплига В.М., Чаплига М.В. – Львів : ЛБІ НБУ, 2004. – 314 с.
7. Ko C.C. Performance of simple cross-interleaved Reed-Solomon decoding strategies for compact-disc players / C.C. Ko, T.T. Tjhung // Int. J. Electronics. – 1988. – Vol. 64, № 4. – P. 627-635.
8. А.С.№ 1714639, МКВ G06F. 11/10. Устройство перемежения / деперемежения данных / И.И. Ковалив. – Опубл. 23.02.92, бюл. № 7.
9. Патент 4497058 США, МКВ G06F 11/10. Method of error correction / Y. Sako, K. Odaka (Японія); Sony Corp. – № 579003; заявл. 15.02.84; опубл. 29.01.85; НКВ 371/39. – 16 с.
10. Патент 4646303 США, МКВ G06F 11/08. Data error detection and correction circuit / Nippon Gakki Selzo Kabushiki Kaisha / S. Narusawa, N. Tomigava (Японія). – № 643951; заявл. 24.08.84; опубл. 24.02.87; НКВ 371/38. – 16 с.

Literatura

1. ZhenchukE.Ja. Tezisy 2-j Vsesojuzn. konf. "Problemy i perspektivyrazvitijacifrovojzvukovojtehniki". Leningrad: VNIIRPA.1990. P.78
2. ZhenchukE.Ja. Otbor i obrabotkainformacii. 1993. Vyp. 9(85). P. 91-99

3. Babanin A.G. Tehnikasredstvsvjazi. Ser. TRPA. 1984. Vyp.2. P. 104-113
4. Nakadzima H. Moscow: Radio i svjaz'. 1988. 167 p.
5. Devedzi G.D. Tehnikasredstvsvjazi. Ser. Tehnikaradioveshhatel'nogopriema i akustiki. 1984. Vyp. 3. P. 79-85.
6. Konopljanko Z.D. L'viv: LBI NBU. 2004. 314 p.
7. Ko C.C. Int. J. Electronics. 1988. V.64. №4. P. 627-635
8. Kovaliv I.I. Ustrojstvoperemezhenija/deperemezhenijadannyh. Opubl. 23.02.92, Bjul. №7.
9. Patent 4497058 SShA, MKV G06F 11/10. Methodoferrorcorrection/Sako Y., Odaka K. (Japonija); SonyCorp. № 579003; Zajavl. 15.02.84; Opubl.-29.01.85; NKV 371/39. 16 p.
10. Patent 4646303 SShA, MKV G06F 11/08. Dataerrordetectionandcorrectioncircuit//Narusawa S., Tomigava N. (Japonija); NipponGakkiSelzoKabushikiKaisha.- N 643951; Zajavl. 24.08.84; Opubl.-24.02.87; NKV 371/38. 16 p.

З.Д. Коноплянко, И.И. Ковалив (младший)

Основы теории перемежения данных *k*-значного CIRC-кодирования / декодирования

В статье разработана общая теория перемежения данных; введенны названия и определения понятий в практику украинского языка, решены проблемы нахождения всех возможных функций перемежения данных и выбор их параметров в зависимости от необходимых параметров кодов.

Z.D. Konoplyanko, I.I. Kovaliv (junior)

Bases of Theory of Cross-Interleaving of Multiple-Valued Reed-Solomon Coder / Decorder (CIRC) Data

The general theory of cross-interleaving of data is developed in the article,the names and determination concepts are introduced into the Ukrainian language practice, the problems of finding all of possible functions of cross-interleaving data and choice of their parameters depending onthe necessary parameters of codes are solved.

Стаття надійшла до редакції 20.04.2011.